

日 本 国 特 許 庁
JAPAN PATENT OFFICE

28. 1. 2005

別紙添付の書類に記載されている事項は下記の出願書類に記載されている事項と同一であることを証明する。

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed with this Office.

出 願 年 月 日 2 0 0 4 年 5 月 1 0 日
Date of Application:

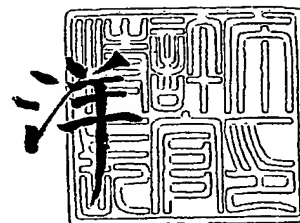
出 願 番 号 特 願 2 0 0 4 - 1 3 9 5 8 2
Application Number:
[ST. 10/C] : [J P 2 0 0 4 - 1 3 9 5 8 2]

出 願 人 松 下 電 器 産 業 株 式 有 限 公 司
Applicant(s):

2 0 0 5 年 3 月 4 日

特許庁長官
Commissioner,
Japan Patent Office

小 川



【書類名】 特許願
【整理番号】 2131160021
【提出日】 平成16年 5月10日
【あて先】 特許庁長官殿
【国際特許分類】 G06F 12/00
G06K 19/07

【発明者】
【住所又は居所】 大阪府門真市大字門真 1 0 0 6 番地 松下電器産業株式会社内
【氏名】 前田 卓治

【発明者】
【住所又は居所】 大阪府門真市大字門真 1 0 0 6 番地 松下電器産業株式会社内
【氏名】 宗 広和

【発明者】
【住所又は居所】 大阪府門真市大字門真 1 0 0 6 番地 松下電器産業株式会社内
【氏名】 井上 信治

【特許出願人】
【識別番号】 000005821
【氏名又は名称】 松下電器産業株式会社

【代理人】
【識別番号】 100097445
【弁理士】
【氏名又は名称】 岩橋 文雄

【選任した代理人】
【識別番号】 100103355
【弁理士】
【氏名又は名称】 坂口 智康

【選任した代理人】
【識別番号】 100109667
【弁理士】
【氏名又は名称】 内藤 浩樹

【手数料の表示】
【予納台帳番号】 011305
【納付金額】 16,000円

【提出物件の目録】
【物件名】 特許請求の範囲 1
【物件名】 明細書 1
【物件名】 図面 1
【物件名】 要約書 1
【包括委任状番号】 9809938

【書類名】特許請求の範囲**【請求項 1】**

格納データをファイルシステムにより管理するメモリカードにおいて、リードコマンド／ライトコマンドを介してアクセス装置がデータの読み出し、書き込みを実施可能な領域である第 1 の記録領域、第 2 の記録領域と、アクセス装置から取得したファイルシステム管理情報の位置や大きさに関する情報を保持する F S 管理情報格納レジスタと、アクセス装置からライトコマンドが発行された際に前記 F S 管理情報格納レジスタの値を元に、データ書き込み先として前記第 1 の記録領域、第 2 の記録領域のいずれかを決定し書き込みを行う制御部と、を具備することを特徴とするメモリカード。

【請求項 2】

アクセス装置からファイルシステム管理情報の位置や大きさに関する情報を取得した際に、取得した位置が前記第 2 の記録領域に含まれる領域であるかを判定し、含まれる場合は前記取得した位置を含む特定サイズのデータを前記第 2 の記録領域から前記第 1 の記録領域に移動することを特徴とする請求項 1 に記載のメモリカード。

【請求項 3】

前記第 2 の記録領域から前記第 1 の記録領域に移動する際のデータサイズは、前記メモリカードが記録素子として使用する不揮発性メモリにおけるデータ消去単位と同じ大きさであることを特徴とする請求項 2 に記載のメモリカード。

【請求項 4】

前記アクセス装置からライトコマンドが発行された際に、前記 F S 管理情報格納レジスタの値とライトコマンドで指定された書き込み先アドレスを比較し、値が一致する場合は前記第 1 の記録領域を選択し、値が一致しない場合は前記第 2 の記録領域を選択することを特徴とする請求項 1 に記載のメモリカード。

【請求項 5】

前記第 1 の記録領域の領域管理単位の大きさは、前記第 2 の記録領域の領域管理単位の大きさよりも小さいことを特徴とする請求項 1 から 4 のいずれかに記載のメモリカード。

【請求項 6】

前記第 1 の記録領域にはファイルシステム管理情報を格納し、前記第 2 の記録領域にはユーザデータを格納することを特徴とする請求項 1 から 4 のいずれかに記載のメモリカード。

【請求項 7】

格納データをファイルシステムにより管理するメモリカードにアクセスするアクセス装置において、ファイルシステム管理情報の位置や大きさに関する情報をメモリカードに通知する F S 管理情報通知部を有し、ファイルシステム管理情報の書き込みに先立ち、前記 F S 管理情報通知部がファイルシステム管理情報の位置や大きさに関する情報を前記メモリカードに通知することを特徴とするアクセス装置。

【請求項 8】

格納データをファイルシステムにより管理するメモリカード、及び、前記メモリカードにアクセスするアクセス装置において、ファイルシステム管理情報の位置や大きさに関する情報をアクセス装置からメモリカードに通知するステップと、前記通知された情報をメモリカード内部の F S 管理情報格納レジスタに格納するステップと、アクセス装置からメモリカードにライトコマンドを発行するステップと、前記発行されたライトコマンドで指定された書き込み先アドレスと前記 F S 管理情報格納レジスタの値を比較し、データ書き込み先として前記メモリカード内の第 1 の記録領域、第 2 の記録領域のいずれかを決定するステップと、

前記決定した記録領域にデータを書き込むステップと、
を有することを特徴とするデータ記録方法。

【書類名】明細書

【発明の名称】メモ리카ード、アクセス装置、及びデータ記録方法

【技術分野】

【0001】

本発明は、格納データをファイルシステムにより管理するメモ리카ード、メモ리카ードにアクセスするアクセス装置、及び、データ種別により記録方法を変化させるデータ記録方法に関する。

【背景技術】

【0002】

音楽コンテンツや、映像データ等のデジタルデータを記録する記録媒体には、磁気ディスク、光ディスク、光磁気ディスク等、様々な種類が存在する。これら記録媒体の1種類であるメモ리카ードは、記録素子としてFlash ROM等の半導体メモリを主に使用しており、記録媒体の小型化が図れることから、デジタルスチルカメラや携帯電話端末等、小型の携帯機器を中心に急速に普及しつつある。

【0003】

メモ리카ードに格納されたデータはファイルシステムにより管理されており、ユーザは格納されたデータをファイルとして容易に取り扱うことができる。従来使用されているファイルシステムとして、FATファイルシステム（詳細は、非特許文献1参照）や、UDFファイルシステム（Universal Disk Format）（詳細は、非特許文献2参照）、NTFSファイルシステム（New Technology File System）等が存在する。これらファイルシステムによりデータが管理されたメモ리카ードは、同一のファイルシステムを解釈する機器間でファイルを共有することができるため、機器間でデータを授受することが可能となる。

【0004】

ここで従来のファイルシステムの一例として、FATファイルシステムを説明する。図2にFATファイルシステムの構成を示す。同図に示すように、アクセス装置がメモ리카ードへのアクセスに使用する論理アドレス空間の先頭には、領域割り当て単位やファイルシステムが管理する領域の大きさ等、ファイルシステムの管理情報が格納される領域である管理情報領域100が存在する。この管理情報領域100には、マスターブートレコード・パーティションテーブル102、パーティションブートセクタ103、FAT（104、105）、ルートディレクトリエントリ106と呼ばれるファイルシステムの管理情報が含まれ、ユーザデータを管理するために必要な情報が各々格納されている。マスターブートレコード・パーティションテーブル102は、ファイルシステムが管理する論理アドレス空間上の領域を複数のパーティションと呼ばれる領域に分割して管理するための情報が格納される領域である。パーティションブートセクタ103は、1つのパーティション内の管理情報が格納される領域である。FAT（104、105）は、ファイルに含まれるデータの物理的な格納位置に関する情報が格納される領域であり、通常、同じ情報を持つ2つのFATがメモ리카ード内に存在し、一方のFATが破損したとしても他方のFATによりファイルにアクセスできるよう二重化されている。ルートディレクトリエントリ106は、ルートディレクトリ直下に存在するファイル、ディレクトリの情報（ディレクトリエントリ）が格納される部分である。

【0005】

またFATファイルシステムでは、この管理情報領域100に引き続く領域にユーザデータを格納するデータ領域101が存在する。データ領域101は、複数のクラスタに分割され管理されており、各クラスタにはファイルに含まれるデータが格納されている。多くのデータを格納するファイル等は、複数のクラスタに跨ってデータを格納しており、各クラスタ間の繋がり、FATに格納されたリンク情報により管理されている。また、ルートディレクトリ直下のディレクトリ内に存在するファイル、サブディレクトリの情報（ディレクトリエントリ）は、このデータ領域の一部を利用して格納される。

【0006】

次に図3から図6を用いてFATファイルシステムにおけるファイルデータの書き込み例を説明する。図3は、ディレクトリエントリの構成を示した図である。図4はファイルデータ書き込みの処理手順を示した図である。図5、図6はそれぞれ、書き込み処理前、処理後のディレクトリエントリ、FAT、データ領域の一例を示した図である。

【0007】

前述の通り、FATファイルシステムでは、ルートディレクトリエントリ106やデータ領域101の一部に、ファイル名やファイルサイズ、ファイル属性等の情報を格納したディレクトリエントリ107が格納される。FATファイルシステムにおけるディレクトリエントリ107は図3に示すような、32バイトの情報で構成されており、ファイル名や属性、最終更新日時、開始クラスタ番号、ファイルサイズ等の情報が格納される。

【0008】

次にファイルデータ書き込み処理手順について図4を用いて説明する。

【0009】

(S401) 対象ファイルのディレクトリエントリ107を読み込む。

【0010】

(S402) 読み込んだディレクトリエントリ107に格納された開始クラスタ番号を取得し、ファイルデータの先頭位置を確認する。

【0011】

(S403) FAT(104、105)を読み込み、S402で取得したファイルデータの先頭位置から順にFAT(104、105)上でリンクを辿り、書き込み位置のクラスタ番号を取得する。

【0012】

(S404) データ書き込みに際し、ファイルに新たに空き領域を割り当てる必要があるか判定する。空き領域の割り当てが必要な場合S405の処理に進む。空き領域の割り当てが不要な場合S406の処理に進む。

【0013】

(S405) FAT(104、105)上で空き領域を検索し、1クラスタの空き領域をファイルの終端に割り当てる。

【0014】

(S406) 現在参照しているクラスタ内に書き込めるだけのデータをデータ領域101に書き込む。

【0015】

(S407) 全データの書き込みが完了したか判定する。まだデータが残っている場合S404の処理に戻る。全データの書き込みが完了した場合S408の処理に進む。

【0016】

(S408) ディレクトリエントリ107内に格納されたファイルサイズや最終更新日時等を更新し、ディレクトリエントリ107を上書きする。

【0017】

(S409) FAT(104、105)を書き込み、処理を完了する。

【0018】

このファイルデータ書き込み処理により、図5に示された16000バイトのデータを持つFILE1.TXTに1000バイトのデータを更に書き込んだ場合、図6に示されるような17000バイトのデータを持つファイルに変化する。

【0019】

このようにFATファイルシステムではデータ領域をクラスタ単位に分割管理しており、ユーザデータは1つ以上のクラスタに分割して格納される。また、ユーザデータ格納と共に、ディレクトリエントリ107、FAT(104、105)を書き換え、ユーザデータの格納位置や大きさに関する情報を更新する。すなわち、FATファイルシステムでは、ユーザデータの格納に際して、データ、ディレクトリエントリ107、FAT(104、105)の3つの情報をメモリカードに書き込む必要がある。データは比較的大きなサ

イズのクラスタ単位で管理されることから、メモリカードへの書き込みサイズは数10kB等、比較的大きくなるが、ディレクトリエントリ107、FAT(104、105)は変更量が少ないため512バイト等、比較的小さな単位でメモリカードに書き込まれる。

【0020】

一方、メモリカードの記録素子として主に使用されている半導体メモリは、一定の大きさからなる消去ブロック単位で、一旦データを消去した後でなければデータを上書きできないという特徴を有しており、クラスタサイズが消去ブロックサイズに比べて小さい場合、クラスタ単位でデータ書き込みを行うと書き込み速度が低下するという問題が生じる。

【0021】

従来、このような問題を解決する方法として、FAT上で連続した空き領域を検索し、複数の連続したクラスタに対してデータを書き込むことにより、書き込み速度の低下を防止する方法が提案されており、クラスタサイズが消去ブロックサイズに比べて小さい場合でも、高速にデータを書き込むことが可能となる(例えば、特許文献1参照)。

【特許文献1】特開2002-91806号公報

【非特許文献1】ISO/IEC9293, "Information Technology—Volume and file structure of disk cartridges for information", 1994年

【非特許文献2】OSTA Universal Disk Format Specification Revision 1.50, 1997年

【発明の開示】

【発明が解決しようとする課題】

【0022】

しかしながら、従来の方法はデータ領域にデータを格納する際には高速に書き込みを行えるが、ファイルシステム管理情報については高速に書き込みが行えない。実際のファイルデータ書き込みでは、1秒間に1回等、任意の周期でファイルシステム管理情報の更新が発生するため、ファイルデータ書き込み速度を更に高速化するためには、ファイルシステム管理情報書き込みの高速化が不可欠である。

【0023】

本発明では上記問題点に鑑み、ファイルシステム管理情報の位置、大きさを予めアクセス装置からメモリカードに通知することで、書き込み時におけるファイルシステム管理情報とユーザデータの判別をメモリカードが行えるようにし、ファイルシステム管理情報とユーザデータの双方を高速に記録する方法を提供することを目的とする。

【課題を解決するための手段】

【0024】

前記課題を解決するために第1の発明は、格納データをファイルシステムにより管理するメモリカードにおいて、リードコマンド/ライトコマンドを介してアクセス装置がデータの読み出し、書き込みを実施可能な領域である第1の記録領域、第2の記録領域と、アクセス装置から取得したファイルシステム管理情報の位置や大きさに関する情報を保持するFS管理情報格納レジスタと、アクセス装置からライトコマンドが発行された際に前記FS管理情報格納レジスタの値とライトコマンドで指定された書き込み先アドレスを比較して、データ書き込み先として前記第1の記録領域、第2の記録領域のいずれかを決定し書き込みを行う制御部とを具備することを特徴とする。

【0025】

前記課題を解決するために第2の発明は、アクセス装置からファイルシステム管理情報の位置や大きさに関する情報を取得した際に、取得した位置が前記第2の記録領域に含まれる領域である場合、前記取得した位置を含む特定サイズのデータを前記第2の記録領域から前記第1の記録領域に移動することを特徴とする。

【0026】

前記課題を解決するために第3の発明は、前記アクセス装置からライトコマンドが発行された際に前記FS管理情報格納レジスタの値とライトコマンドで指定された書き込み先

アドレスが一致する場合は、前記第1の記録領域を選択し、一致しない場合は、前記第2の記録領域を選択することを特徴とする。

【0027】

前記課題を解決するために第4の発明は、前記第1の記録領域の領域管理単位の大きさは、前記第2の記録領域の領域管理単位の大きさよりも小さいことを特徴とする。

【0028】

前記課題を解決するために第5の発明は、前記第1の記録領域にはファイルシステム管理情報を格納し、前記第2の記録領域にはユーザデータを格納することを特徴とする。

【0029】

前記課題を解決するために第6の発明は、格納データをファイルシステムにより管理するメモリカードにアクセスするアクセス装置において、ファイルシステム管理情報の位置や大きさに関する情報をメモリカードに通知するFS管理情報通知部を有し、ファイルシステム管理情報の書き込みに先立ち、前記FS管理情報通知部がファイルシステム管理情報の位置や大きさに関する情報を前記メモリカードに通知することを特徴とする。

【0030】

前記課題を解決するために第7の発明は、格納データをファイルシステムにより管理するメモリカード、及び、前記メモリカードにアクセスするアクセス装置において、ファイルシステム管理情報の位置や大きさに関する情報をアクセス装置からメモリカードに通知するステップと、前記通知された情報をメモリカード内部のFS管理情報格納レジスタに格納するステップと、アクセス装置からメモリカードにライトコマンドを発行するステップと、前記発行されたライトコマンドで指定された書き込み先アドレスと前記FS管理情報格納レジスタの値を比較し、データ書き込み先として前記メモリカード内の第1の記録領域、第2の記録領域のいずれかを決定するステップと、前記決定した記録領域にデータを書き込むステップとを有することを特徴とする。

【発明の効果】

【0031】

本発明によれば、ファイルシステム管理情報の位置、大きさをメモリカードに通知するFS管理情報通知部をアクセス装置に設け、更にアクセス装置1から取得したファイルシステム管理情報の位置、大きさを保持するFS管理情報格納レジスタをメモリカードに設け、書き込み時においてファイルシステム管理情報とユーザデータを判別し、データ種別に応じて管理方法の異なる2つの記録領域に分離して格納することにより、ファイルシステム管理情報、ユーザデータの双方に対し高速に書き込みを行うことが可能となる。

【発明を実施するための最良の形態】

【0032】

以下、本発明のメモリカード、アクセス装置、及びデータ記録方法について、図面を参照しつつ説明する。

【0033】

(実施の形態1)

図1は本発明の実施の形態1におけるメモリカード、及びアクセス装置の構成図である。図1においてアクセス装置1は、CPU11、RAM12、スロット13、ROM14を含む。ROM14にはアクセス装置1を制御するプログラムが格納されており、このプログラムはRAM12を一時記憶領域として使用し、CPU11上で動作する。スロット13は、メモリカード2とアクセス装置1との接続部であり、制御信号及びデータはスロット13を経由してアクセス装置1とメモリカード2間で送受信される。ROM14は更に、アプリケーションプログラム15、ファイルシステム制御部16、アクセス制御部17、FS管理情報通知部18を含む。アプリケーションプログラム15はアクセス装置1上で動作するアプリケーションを制御するプログラムであり、具体的にはオーディオプレーヤーであれば音楽再生プログラム、デジタルスチルカメラであれば静止画撮影プログラム等が含まれる。ファイルシステム制御部16はメモリカード2に対するユーザデータの書き込み、読み出しをファイル単位で管理する機能を提供する。アクセス制御部17は、メ

メモリカード2上に構築された論理アドレス空間に対し、処理開始アドレスと処理サイズを指定してデータの書き込み、読み出しを実行する機能を提供する。FS管理情報通知部18は本発明の特徴を示す構成要素であり、ファイルシステム管理情報の位置や大きさに関する情報をメモリカード2に通知する機能を提供する。これにより、メモリカード2は予めファイルシステム管理情報の位置や大きさを把握することができ、アクセスコマンドによりアクセス装置1からアクセス命令が発生した際にデータの種別を判別し、データ種別に応じてメモリカード2内部の処理を変更することが可能となる。

【0034】

一方、図1においてメモリカード2は、ホストインターフェース部21（以下、ホストI/F部と記載）、CPU22、RAM23、ROM24、制御部25、FS管理情報格納レジスタ26、不揮発性メモリ27を含む。ホストI/F部21は、アクセス装置1と制御信号及びデータを送受信するインターフェースである。ROM24にはメモリカード2を制御するプログラムが格納されており、このプログラムはRAM23を一時記憶領域として使用し、CPU22上で動作する。FS管理情報格納レジスタ26は、アクセス装置1のFS管理情報通知部18から通知されたファイルシステム管理情報の位置や大きさに関する情報を格納し保持する部位である。また、制御部25は、不揮発性メモリ27内に存在するアドレス管理情報格納部273に格納された情報を元に記録領域のアドレス管理を行うアドレス管理部251、不揮発性メモリ27に対するアクセス制御を行う不揮発性メモリアクセス部252を含む。不揮発性メモリ27は、前述したアドレス管理情報格納部273の他に、主にファイルシステム管理情報を格納する第1の記録領域271、ユーザデータを格納する第2の記録領域272を含む。このように本発明のメモリカード2は、アクセス装置1から予め指定されたファイルシステム管理情報の位置、大きさに関する情報をFS管理情報格納レジスタ26に保持し、アクセスコマンドによりアクセス装置1からアクセス命令が発生した際に、不揮発性メモリ27のアクセス先として各々領域管理方法の異なる第1の記録領域271、第2の記録領域272のいずれか一方を選択して使用する。これにより、ファイルシステム管理情報、ユーザデータに対する記録領域及び記録方法を変更し、メモリカードへのデータ書き込み、読み出しを高速に行うことが可能となる。

【0035】

次に本発明の特徴を明確に説明するため、まずは従来のメモリカード及びアクセス装置における動作について図7から図12を用いて説明する。図7は従来のメモリカードにおける不揮発性メモリの内部構成の一例を示した図である。この例では、データ消去の単位である消去ブロックの大きさが16kB、記録領域の大きさが64960kB、アドレス管理情報格納部の大きさが576kB、記録領域の管理単位が512バイトの不揮発性メモリを想定している。また、この不揮発性メモリはデータ書き込みの前に消去ブロック単位でのデータ消去が必要であるという特徴を有していること、不揮発性メモリの一部の消去ブロックが物理的に破壊され記録不能となった場合に代替するための領域である代替領域が含まれていることを前提にしている。これらの前提は不揮発性メモリとして、主にNAND型と呼ばれるFlash ROMを使用する場合において一般的に知られている特徴である。図7で記載されている各数値は一例であるが、従来の不揮発性メモリの領域管理方法に共通した特徴として、記録領域全体を1種類の管理単位で管理している点が挙げられる。

【0036】

図8に従来のメモリカードにおけるアドレス管理情報の一例を示す。アドレス管理情報は、アクセス装置がメモリカードへのアクセスに使用する論理アドレスとメモリカード内の不揮発性メモリ上の物理的なアドレス空間を表す物理アドレスとを変換する論物変換テーブル、不揮発性メモリ上の各物理領域の状態を示すリンクテーブルからなる。論物変換テーブルは、論理アドレス空間に存在する全アドレスと同数の要素を含む表となっており、各要素には対応する物理アドレスの値が格納されている。また、図8の例では、論理アドレスに物理アドレスが割り当てられていない状態を“-”で表現している。また、リン

クテーブルは、既に論理アドレスに割り当てられておりデータ格納に使用されている有効ブロックを“00”、論理アドレスに割り当てられていない消去済みブロックでありデータ格納に使用可能な無効ブロックを“11”、論理アドレスに割り当てられていない未消去ブロックでありデータを消去した後データ格納が可能となる無効ブロックを“10”とし、これらのいずれかの値を、各物理領域の状態を示す情報としてテーブルに格納している。図8の例では、論理アドレス空間の0番地から127番地までの領域がそれぞれ物理アドレス空間の0番地から127番地に割り当てられており、それ以外の領域は未割り当ての状態となっている。

【0037】

次に図8の状態を初期状態として、アクセス装置がメモリカードにファイルを記録する場合の動作例について説明する。メモリカードにファイルを記録する場合、ユーザデータと共にメモリカード内の領域割り当て状態や、ファイル名、ファイルサイズ等のファイルシステム管理情報を記録する必要がある。FATファイルシステムの場合、FAT1、FAT2、ディレクトリエントリが、この場合のファイルシステム管理情報に相当する。すなわち、FATファイルシステムの場合、図9に示すようにデータ、FAT1、FAT2、ディレクトリエントリ(DIR)の順でメモリカードに記録し、これを一定周期で繰り返すことにより、ファイルデータの記録を実現する。

【0038】

図9のコマンドシーケンスでは、まず始めにデータを16kB書き込む。このとき、メモリカードは図8のアドレス管理情報を参照し、論理アドレス128番地から159番地までの領域は物理アドレスが未割り当ての状態であることを認識し、新たに物理アドレスを割り当ててデータを格納する。図8のリンクテーブルでは物理アドレス128番地から159番地までがデータ消去済みの無効ブロックであるため、メモリカードはこの物理アドレス空間を論理アドレス空間に割り当て、実際にデータを記録領域に書き込む。この処理が完了した時点でアドレス管理情報は図10のように変更される。図10において斜線が記載された要素が、今回更新された箇所である。

【0039】

次に、FAT1、FAT2、ディレクトリエントリ(DIR)を、それぞれ論理アドレス32番地、34番地、64番地に書き込む。このときメモリカードは図10のアドレス管理情報を参照し、これら3つの領域に対して既に物理アドレスが割り当てられていることを認識し、新たに物理アドレスを割り当ててデータを格納すると共に、これまでデータを格納していた物理領域を、“10”の状態として管理する。図10のリンクテーブルでは物理アドレス160番地から162番地までがデータ消去済みの無効ブロックであるため、メモリカードはこの物理アドレス空間を論理アドレス空間に割り当て、実際にデータを記録領域に書き込む。更にこれまでデータを格納していた物理アドレス32番地、34番地、64番地を“10”の状態として管理する。これら“10”の状態で管理されたブロックは、1消去ブロック全てが“10”の状態となった時点でデータが消去され“11”の状態に変化し、論理アドレスに割り当て可能なブロックとして再利用される。

【0040】

この処理が完了した時点でアドレス管理情報は図11のように変更される。

【0041】

同様に、再度16kBのデータを書き込む。このとき、メモリカードは図11のアドレス管理情報を参照し、論理アドレス160番地から191番地までの領域は物理アドレスが未割り当ての状態であることを認識し、新たに物理アドレスを割り当ててデータを格納する。図11のリンクテーブルでは物理アドレス163番地から194番地までがデータ消去済みの無効ブロックであるため、メモリカードはこの物理アドレス空間を論理アドレス空間に割り当て、実際にデータを記録領域に書き込む。この処理が完了した時点でアドレス管理情報は図12のように変更される。

【0042】

このようにデータ、FAT1、FAT2、ディレクトリエントリ(DIR)の書き込み

を繰り返した場合、図 12 に示すように 1 つの消去ブロックにファイルシステム管理情報とユーザデータが混在した配置となる。このように配置された場合、FAT やディレクトリエントリなどのファイルシステム管理情報は頻繁に更新されるため“10”の状態になる確率が高いのに対し、ユーザデータは更新頻度が少ないことから“00”の状態で存在し続ける確率が高いため、結果的に“10”と“00”が混在した消去ブロックが多数記録領域内に存在するようになる。記録領域に記録を繰り返し“11”の消去済み無効ブロックが少なくなった場合、記録領域上でデータ記録が可能な“11”の消去済み無効ブロックを増加させるため、“10”の状態のブロックを整理してデータを消去し“11”の消去済み無効ブロックに変化させる必要がある。このとき、1 消去ブロック中に“00”の有効ブロックと“10”の状態のブロックが混在している場合、有効ブロックに格納されたデータを保持するため、一旦有効ブロックのデータを他の消去ブロックに退避した後、“00”と“10”が混在したブロックを消去する必要がある。この退避処理により、アクセス装置からメモリカードにデータを書き込んだ際のオーバーヘッド時間が長くなり、メモリカードへのデータ書き込み速度が低下する。

【0043】

本発明では、アクセス装置から予めファイルシステム管理情報の位置や大きさをメモリカードに通知し、アクセスコマンドによりアクセス装置からメモリカードに対するアクセス命令が発生した際にデータの種別を判別し、データ種別に応じてメモリカード内部のデータ書き込み処理を変更することにより、前述した速度低下を防止する。

【0044】

続いて本発明におけるメモリカード及びアクセス装置における動作について図 13 から 21 を用いて説明する。図 13 は本発明のメモリカード 2 における不揮発性メモリ 27 の内部構成の一例を示した図である。本発明の不揮発性メモリ 27 は、512 バイトと小さな単位で管理する第 1 の記録領域 271 と、16 kB と大きな単位で管理する第 2 の記録領域 272 と、アドレス管理情報格納部 273 から構成される。本発明では、予めアクセス装置 1 から取得したファイルシステム管理情報の位置や大きさに関する情報を元にデータ種別を判別し、ファイルシステム管理情報であれば第 1 の記録領域 271 へ、ユーザデータであれば第 2 の記録領域 272 へ記録する。このデータ種別に応じて記録領域を変更する点が本発明のメモリカード 2 の特徴である。また図 13 の例では、データ消去の単位である消去ブロックの大きさが 16 kB、第 1 の記録領域 271 の大きさが 160 kB、第 2 の記録領域 272 の大きさが 64800 kB、アドレス管理情報格納部の大きさが 576 kB、第 1 の記録領域 271 の管理単位が 512 バイト、第 2 の記録領域 272 の管理単位が 16 kB の不揮発性メモリ 27 を想定している。また、この不揮発性メモリ 27 はデータ書き込みの前に消去ブロック単位でのデータ消去が必要であるという特徴を有していること、不揮発性メモリ 27 の一部の消去ブロックが物理的に破壊され記録不能となった場合に代替するための領域である代替領域が含まれていることを前提にしている点は、従来のメモリカードと同様である。

【0045】

図 14 に本発明のメモリカード 2 におけるアドレス管理情報の一例を示す。本発明のメモリカード 2 におけるアドレス管理情報は、従来のメモリカードで説明したものと同様、論物変換テーブル、リンクテーブルから構成される。従来のメモリカードと異なる点は、リンクテーブルが第 1 の記録領域用の部分と、第 2 の記録領域用の部分に分割管理されている点である。図 14 の例では、論理アドレス空間の 0 番地から 127 番地までの領域がそれぞれ物理アドレス空間の 320 番地から 447 番地に割り当てられており、それ以外の領域は未割り当ての状態となっている。

【0046】

次に本発明のアクセス装置 1 における動作について説明する。図 9 で説明した従来のメモリカード/アクセス装置におけるコマンドシーケンスは、本発明のアクセス装置では図 15 のようなシーケンスとなる。このシーケンスが従来のシーケンスと異なる点は、メモリカードへの書き込み処理を行う前に、ファイルシステム管理情報の位置情報を設定する

SetFSInfoAddr コマンドを 3 回発行している点である。

【0047】

図 16 を用いてメモリカード 2 の内部における、SetFSInfoAddr コマンドの処理手順を説明する。

【0048】

(S1601) アクセス装置 1 の FS 管理情報通知部 18 からコマンドを受信する。

【0049】

(S1602) 受信したコマンドを参照し、自身が認識できない不正コマンドか否かを判定する。不正コマンドであった場合 S1603 の処理に進み、不正コマンドではなかった場合 S1604 の処理に進む。

【0050】

(S1603) アクセス装置にエラーを通知し、処理を終了する。

【0051】

(S1604) 受信したコマンドが SetFSInfoAddr コマンドであるか判定する。SetFSInfoAddr コマンドではなかった場合 S1605 の処理に進み、SetFSInfoAddr コマンドであった場合 S1606 の処理に進む。

【0052】

(S1605) 各コマンドに対応した他の処理を実施し、処理を終了する。

【0053】

(S1606) コマンドと共に渡された引数が正しいか判定する。SetFSInfoAddr コマンドの引数は、ファイルシステム管理情報を格納している論理アドレスを示す “addr” と、ファイルシステム管理情報の大きさを示す “size” を含む。ここで addr に不正なアドレスを指定された場合等、引数が誤っていると判定した場合 S1607 の処理に進む。引数が正しいと判定した場合 S1608 の処理に進む。

【0054】

(S1607) アクセス装置にエラーを通知し、処理を終了する。

【0055】

(S1608) addr で指定された論理アドレスが第 2 の記録領域 272 に存在するか判定する。第 2 の記録領域 272 に存在する場合 S1609 の処理に進む。第 2 の記録領域 272 に存在しない場合 S1612 の処理に進む。

【0056】

(S1609) 第 1 の記録領域 271 内で 1 消去ブロック分の空き領域を確保し、指定された論理アドレスを含む 1 消去ブロック分のデータを、第 2 領域 272 から確保した空き領域にコピーする。

【0057】

(S1610) 指定された論理アドレスを含む 1 消去ブロック分のデータを、第 1 の記録領域 271 から消去する。

【0058】

(S1611) アドレス管理情報を更新する。

【0059】

(S1612) FS 管理情報格納レジスタ 26 に指定された論理アドレス、大きさを格納し、処理を終了する。

【0060】

次に図 17 を用いてメモリカード 2 の内部における、Write コマンドの処理手順を説明する。

【0061】

(S1701) アクセス装置 1 のアクセス制御部 17 からコマンドを受信する。

【0062】

(S1702) 受信したコマンドを参照し、自身が認識できない不正コマンドか否かを判定する。不正コマンドであった場合 S1703 の処理に進み、不正コマンドではなかった

た場合 S1704 の処理に進む。

【0063】

(S1703) アクセス装置にエラーを通知し、処理を終了する。

【0064】

(S1704) 受信したコマンドが Write コマンドであるか判定する。Write コマンドではなかった場合 S1705 の処理に進み、Write コマンドであった場合 S1706 の処理に進む。

【0065】

(S1705) 各コマンドに対応した他の処理を実施し、処理を終了する。

【0066】

(S1706) コマンドと共に渡された引数が正しいか判定する。Write コマンドの引数は、データ記録先の論理アドレスを示す “addr” と、データの大きさを示す “size” を含む。ここで addr に不正なアドレスを指定された場合等、引数が誤っていると判定した場合 S1707 の処理に進む。引数が正しいと判定した場合 S1708 の処理に進む。

【0067】

(S1707) アクセス装置にエラーを通知し、処理を終了する。

【0068】

(S1708) FS 管理情報格納レジスタ 26 に格納されているファイルシステム管理情報の位置や大きさに関する情報を参照する。

【0069】

(S1709) addr で指定された論理アドレスが FS 管理情報格納レジスタ 26 内に存在するか判定する。存在する場合 S1710 の処理に進む。存在しない場合 S1711 の処理に進む。

【0070】

(S1710) 第1の記録領域 271 に対するデータ書き込み処理を実施し、アドレス管理情報を更新した後、処理を終了する。

【0071】

(S1711) 第2の記録領域 272 に対するデータ書き込み処理を実施し、アドレス管理情報を更新した後、処理を終了する。

【0072】

本発明のメモ리카ード及びアクセス装置は、SetFSInfoAddr コマンドによりファイルシステム管理情報の位置や大きさに関する情報をアクセス装置からメモ리카ードに通知した後、Write コマンドによりファイルシステム管理情報、ユーザデータをメモ리카ードに書き込む。これにより、Write コマンドが発行された際にメモ리카ード内部でデータ種別を判定することが可能となり、データ種別に応じて書き込み方法を変更し、ファイルシステム管理情報、ユーザデータの双方を高速に書き込むことが可能となる。

【0073】

次に図14の状態を初期状態として、アクセス装置1がメモ리카ード2にファイルを記録する場合の動作例について図15に記載したコマンドシーケンスに基づいて説明する。

【0074】

図15のコマンドシーケンスでは、まず始めにファイルシステム管理情報 (FAT1、FAT2、ディレクトリエントリ (DIR)) の位置情報を設定する。FAT1、FAT2、ディレクトリエントリ (DIR) の論理アドレスとして、それぞれ論理アドレス 32 番地、34 番地、64 番地が指定される。これら3つの論理アドレスはそれぞれ第2の記録領域 272 に存在するため、それぞれの論理アドレスを含む1消去ブロック分のデータが第2の記録領域 272 から第1の記録領域 271 にコピーされる。具体的には、各論理アドレスを含む1消去ブロックは物理アドレス 352 番地から 415 番地であり、図14のリンクテーブルにおいて物理アドレス 0 番地から 63 番地までがデータ消去済みの無効

ブロックであるため、メモリカード2はこの物理アドレス空間に物理アドレス352番地から415番地までのデータをコピーする。また、物理アドレス352番地から415番地までのデータを消去する。この処理が完了した時点でアドレス管理情報は図18のように変更される。図18において斜線が記載された要素が、今回更新された箇所である。

【0075】

次に論理アドレス128番地から16KBのデータを書き込む。このとき、メモリカード2はFS管理情報格納レジスタ26を参照し、指定された論理アドレスがFS管理情報格納レジスタ26内に存在するか判定する。ここで論理アドレス128番地はFS管理情報格納レジスタ26内に存在しないため、メモリカード2は第2の記録領域272内への書き込み処理を実行する。具体的には図18のリンクテーブルにおいて物理アドレス352番地から383番地までがデータ消去済みの無効ブロックであるため、メモリカード2はこの物理アドレス空間を論理アドレス空間に割り当て、実際にデータを第2の記録領域272に書き込む。この処理が完了した時点でアドレス管理情報は図19のように変更される。

【0076】

次に、FAT1、FAT2、ディレクトリエントリ(DIR)を、それぞれ論理アドレス32番地、34番地、64番地に書き込む。このとき、メモリカード2はFS管理情報格納レジスタ26を参照し、指定された論理アドレスがFS管理情報格納レジスタ26内に存在するか判定する。ここで論理アドレス32番地、34番地、64番地はいずれもFS管理情報格納レジスタ26内に存在するため、メモリカード2は第1の記録領域271内への書き込み処理を実行する。具体的には図19のリンクテーブルにおいて物理アドレス64番地から66番地までがデータ消去済みの無効ブロックであるため、メモリカード2はこの物理アドレス空間を論理アドレス空間に割り当て、実際にデータを第1の記録領域271に書き込む。更にこれまでデータを格納した物理領域を、“10”の状態として管理する。この処理が完了した時点でアドレス管理情報は図20のように変更される。

【0077】

同様に論理アドレス160番地から16KBのデータを書き込む。このとき、メモリカード2はFS管理情報格納レジスタ26を参照し、指定された論理アドレスがFS管理情報格納レジスタ26内に存在するか判定する。ここで論理アドレス160番地はFS管理情報格納レジスタ26内に存在しないため、メモリカード2は第2の記録領域272内への書き込み処理を実行する。具体的には図20のリンクテーブルにおいて物理アドレス384番地から415番地までがデータ消去済みの無効ブロックであるため、メモリカード2はこの物理アドレス空間を論理アドレス空間に割り当て、実際にデータを第2の記録領域272に書き込む。この処理が完了した時点でアドレス管理情報は図21のように変更される。

【0078】

このようにデータ、FAT1、FAT2、ディレクトリエントリ(DIR)の書き込みを繰り返した場合においても、図21に示すように1つの消去ブロックにファイルシステム管理情報とユーザデータが混在することはない。そのため、従来のメモリカードの例で説明したような速度低下は発生しない。

【0079】

以上のように、本発明のメモリカードは、ファイルシステム管理情報の位置や大きさをアクセス装置から取得し保持するFS管理情報格納レジスタを有し、アクセス装置から書き込みコマンドが発行された際にレジスタに格納された値を参照することで、データ種別を判定する。更にデータ種別の判定結果により書き込み方法を変更することにより、高速にメモリカードにデータを書き込むことが可能となる。

【0080】

尚、本実施の形態ではFATファイルシステムを例に取り説明したが、UDF等の他のファイルシステムを用いても良い。また、説明したSetFSInfoAddrコマンド、Writeコマンドの引数は一例であり、別の表現形式を用いても良いし、本実施の形

態で説明した以外の引数を追加しても良い。また、本実施の形態では不揮発性メモリ内部を第1の記録領域と第2の記録領域の2つに分割して各々個別に管理する場合について説明したが、必ずしも同一の不揮発性メモリを使用する必要はない。例えば、第1の記録領域は消去ブロックの小さなNAND型FlashROMやFeRAM等を使用し、第2の記録領域は消去ブロックの大きな大容量NAND型FlashROM等を使用して各々物理的に異なる記録素子を使用しても良い。

【産業上の利用可能性】

【0081】

本発明に関わるメモリカード、及びアクセス装置は、アクセス装置から予めファイルシステム管理情報の位置や大きさをメモリカードに通知し、アクセスコマンドによりアクセス装置からメモリカードに対するアクセス命令が発生した際にデータの種別を判別し、データ種別に応じてメモリカード内部のデータ書き込み処理を変更することにより、高速にデータを書き込むことが可能となる。このようなメモリカードは、音楽コンテンツや動画コンテンツ等のデジタルデータを格納する記録媒体として利用することができ、アクセス装置は、デジタルスチルカメラや携帯電話端末、メモリカードムービー、オーディオプレーヤ、パーソナルコンピュータ（PC）、携帯情報端末（PDA）等として利用することができる。

【図面の簡単な説明】

【0082】

【図1】本発明の実施の形態におけるメモリカード、及びアクセス装置の実施方法を示した説明図

【図2】本発明の実施の形態におけるFATファイルシステムの構成を示した説明図

【図3】本発明の実施の形態におけるFATファイルシステムのディレクトリエントリの構成を示した説明図

【図4】本発明の実施の形態におけるファイルデータ書き込み処理手順を示したフローチャート

【図5】本発明の実施の形態における書き込み処理前のディレクトリエントリ、FAT、データ領域の一例を示した説明図

【図6】本発明の実施の形態における書き込み処理後のディレクトリエントリ、FAT、データ領域の一例を示した説明図

【図7】本発明の実施の形態における従来のメモリカード内の不揮発性メモリ内部構成の一例を示した説明図

【図8】本発明の実施の形態における従来のメモリカード内のアドレス管理情報の一例を示した説明図

【図9】本発明の実施の形態における従来のメモリカードへのデータ書き込み処理手順を示した説明図

【図10】本発明の実施の形態における従来のメモリカードへの1回目のデータ書き込み後のアドレス管理情報の状態を示した説明図

【図11】本発明の実施の形態における従来のメモリカードへのファイルシステム管理情報書き込み後のアドレス管理情報の状態を示した説明図

【図12】本発明の実施の形態における従来のメモリカードへの2回目のデータ書き込み後のアドレス管理情報の状態を示した説明図

【図13】本発明の実施の形態における本発明のメモリカード内の不揮発性メモリ内部構成の一例を示した説明図

【図14】本発明の実施の形態における本発明のメモリカード内のアドレス管理情報の一例を示した説明図

【図15】本発明の実施の形態における本発明のメモリカードへのデータ書き込み処理手順を示した説明図

【図16】本発明の実施の形態におけるSetFSInfoAddrコマンド処理手順を示したフローチャート

【図 17】本発明の実施の形態における Write コマンド処理手順を示したフローチャート

【図 18】本発明の実施の形態における本発明のメモリカードへの SetFSInfoAddr コマンド発行後のアドレス管理情報の状態を示した説明図

【図 19】本発明の実施の形態における本発明のメモリカードへの 1 回目のデータ書き込み後のアドレス管理情報の状態を示した説明図

【図 20】本発明の実施の形態における本発明のメモリカードへのファイルシステム管理情報書き込み後のアドレス管理情報の状態を示した説明図

【図 21】本発明の実施の形態における本発明のメモリカードへの 2 回目のデータ書き込み後のアドレス管理情報の状態を示した説明図

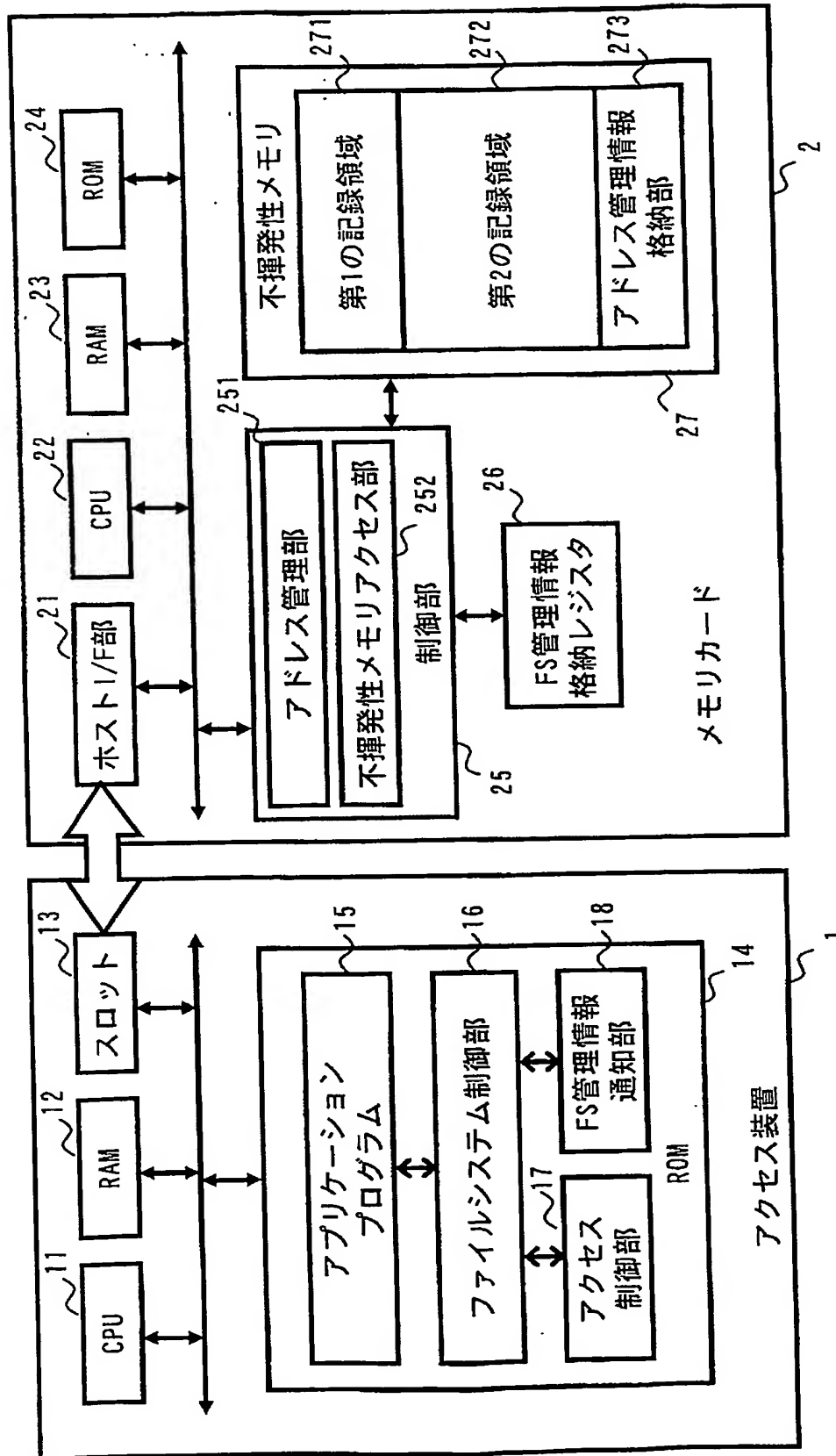
【符号の説明】

【0083】

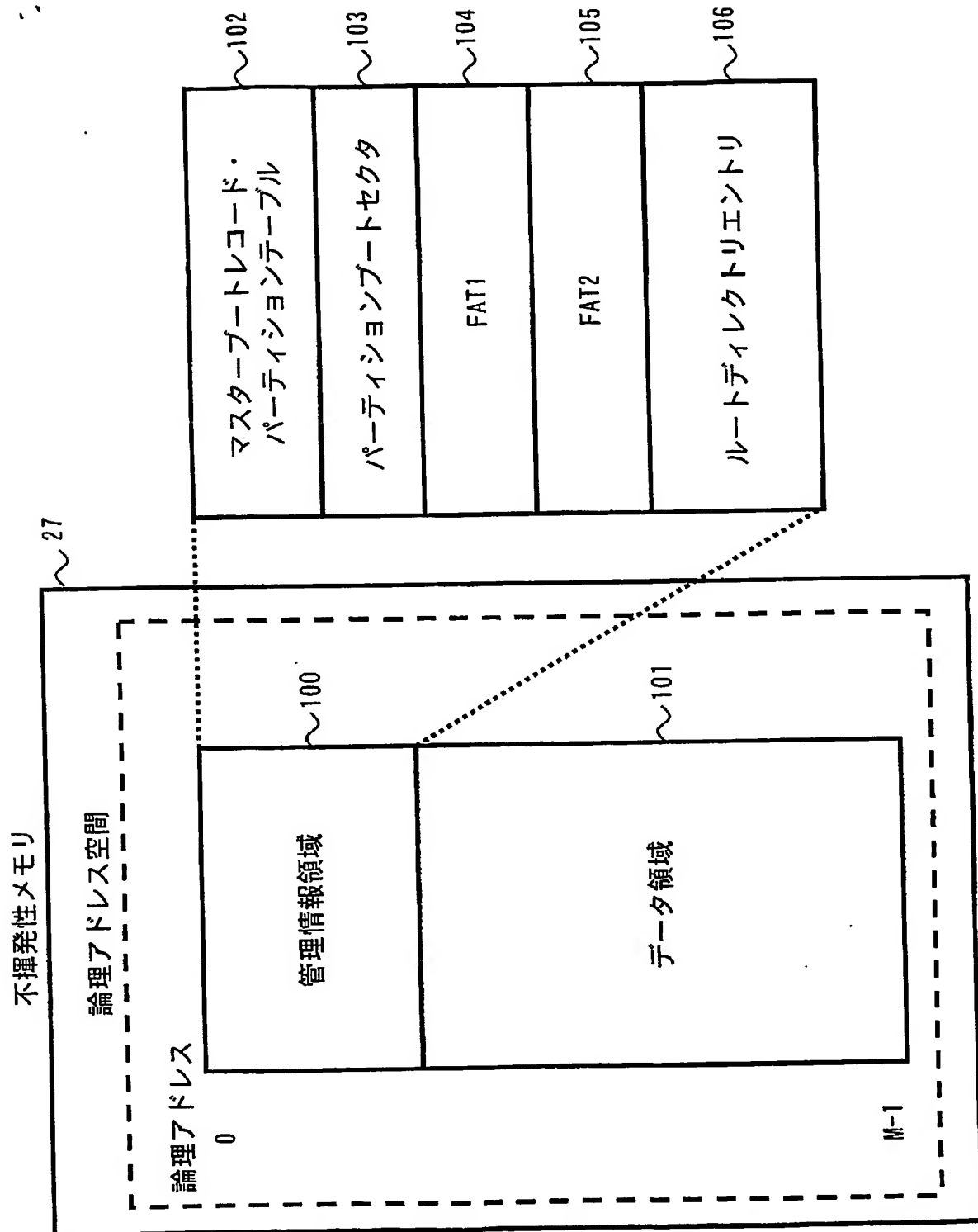
- 1 アクセス装置
- 2 メモリカード
- 11, 22 CPU
- 12, 23 RAM
- 13 スロット
- 14, 24 ROM
- 15 アプリケーションプログラム
- 16 ファイルシステム制御部
- 17 アクセス制御部
- 18 FS管理情報通知部
- 21 ホスト I/F 部
- 25 制御部
- 26 FS管理情報格納レジスタ
- 27 不揮発性メモリ
- 100 管理情報領域
- 101 データ領域
- 102 マスターブートレコード・パーティションテーブル
- 103 パーティションブートセクタ
- 104, 105 FAT
- 106 ルートディレクトリエントリ
- 107 ディレクトリエントリ
- 251 アドレス管理部
- 252 不揮発性メモリアクセス部
- 271 第 1 の記録領域
- 272 第 2 の記録領域
- 273 アドレス管理情報格納部

【書類名】 図面

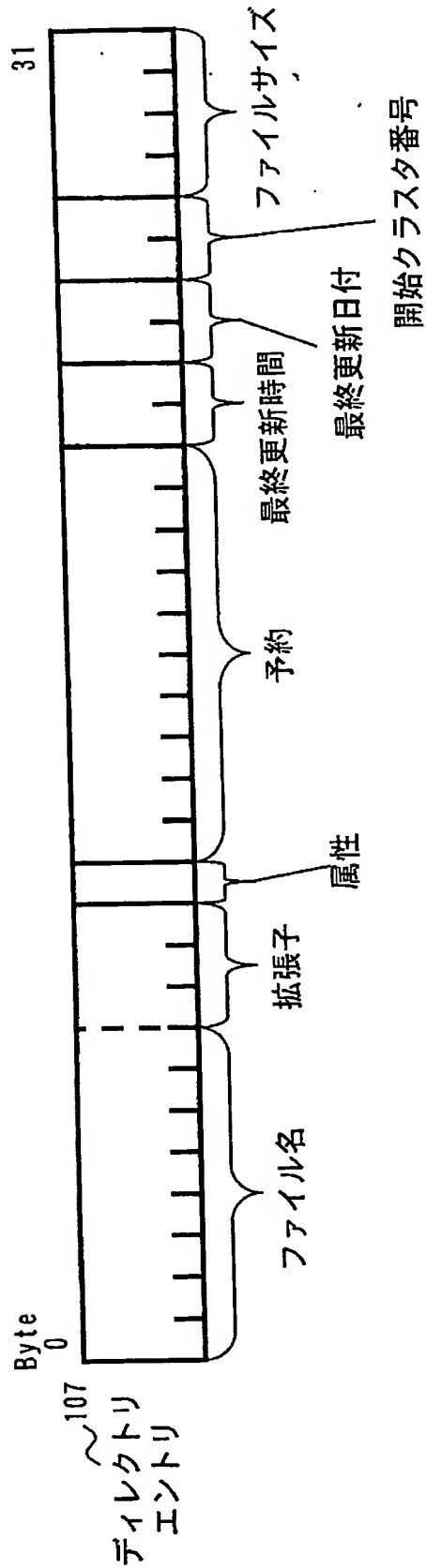
【図 1】



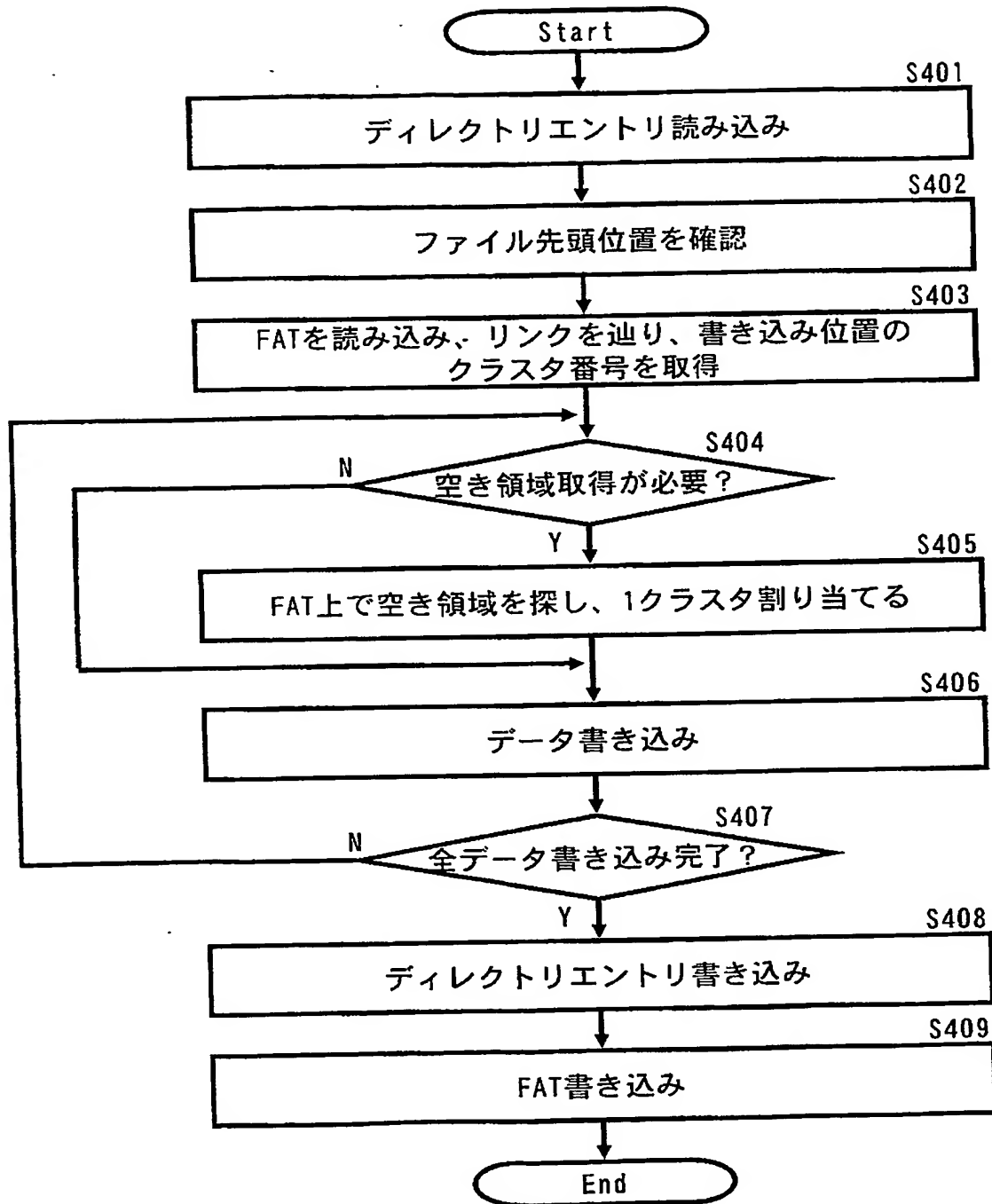
【図 2】



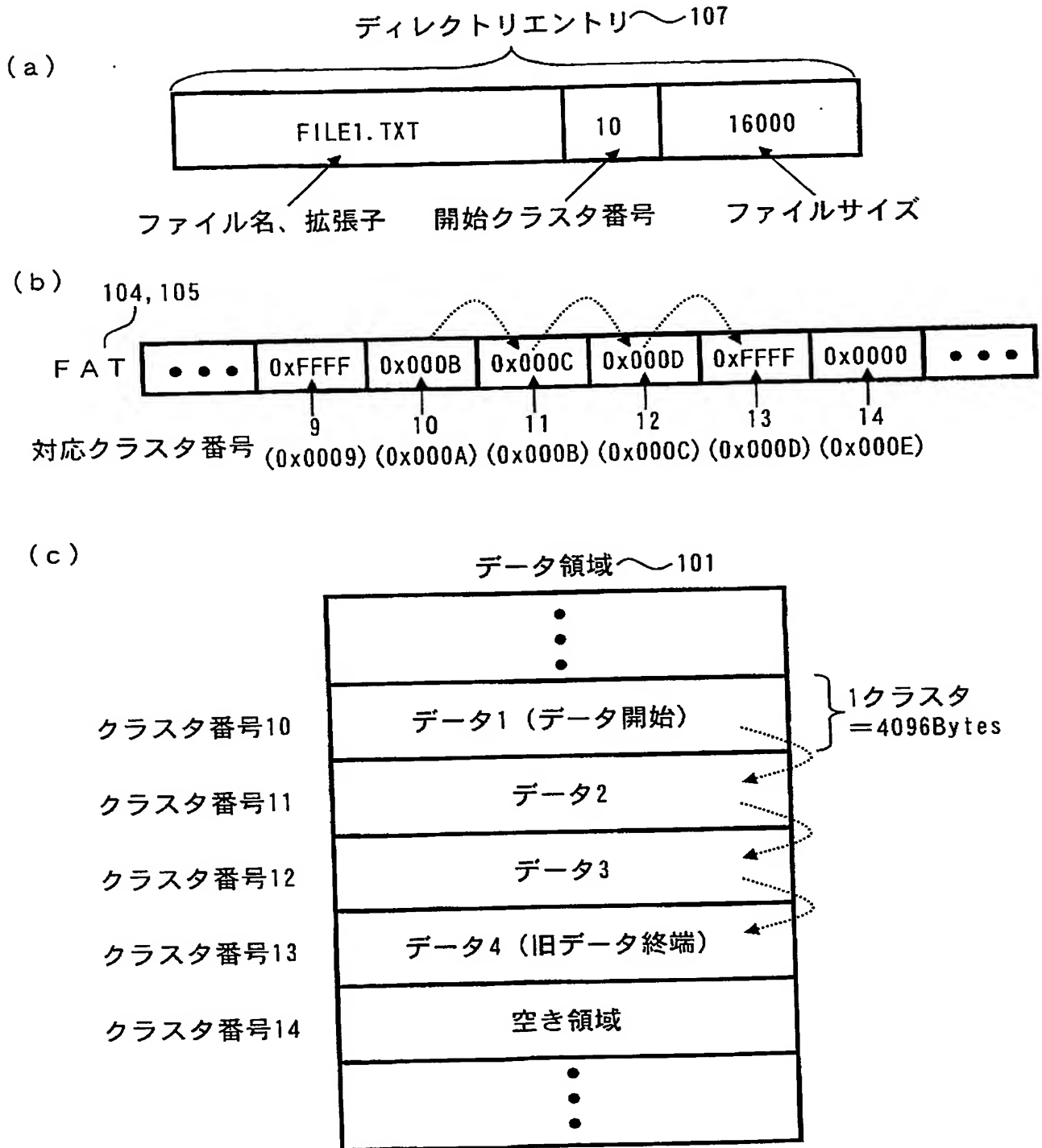
【図 3】



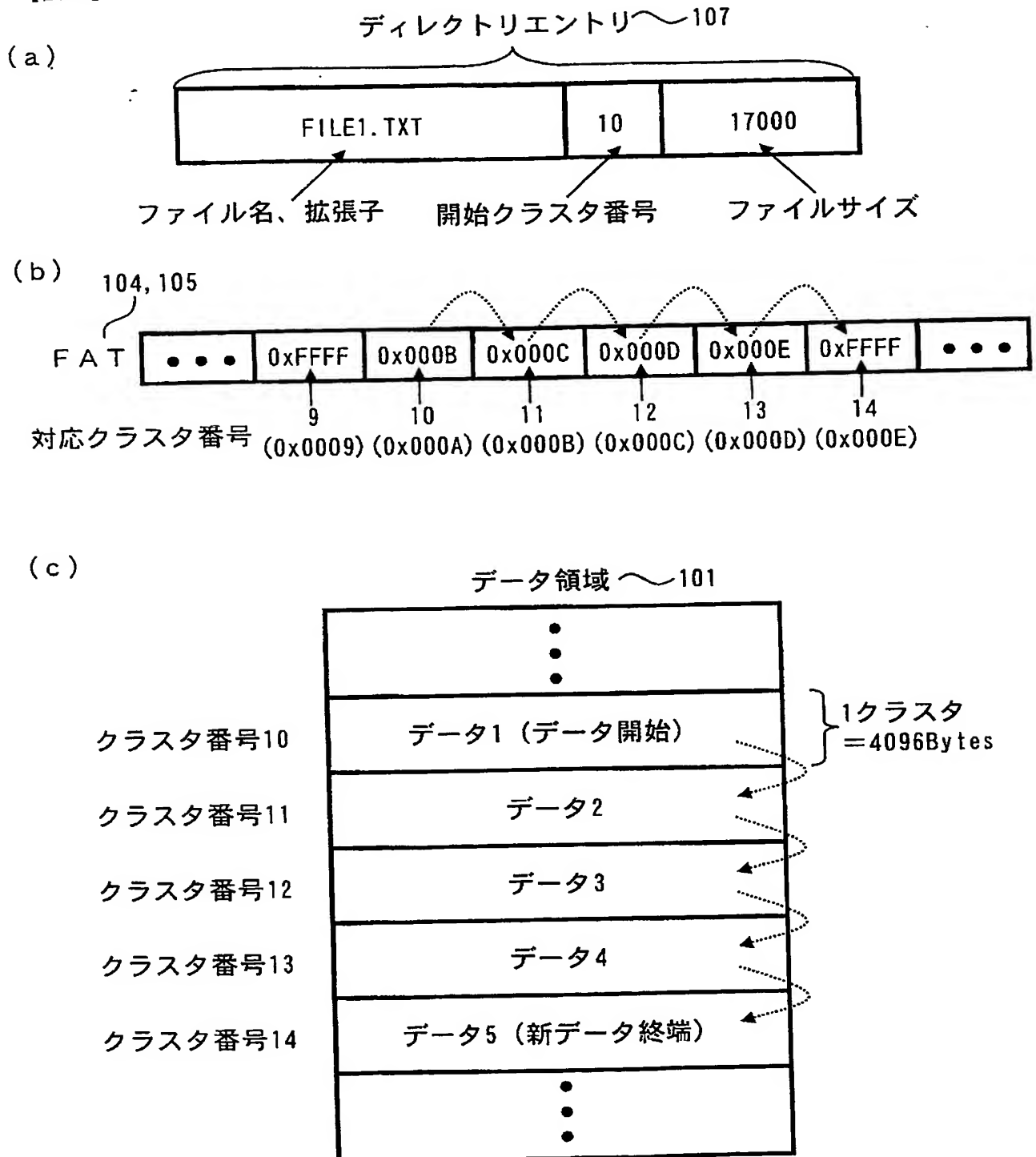
【図 4】



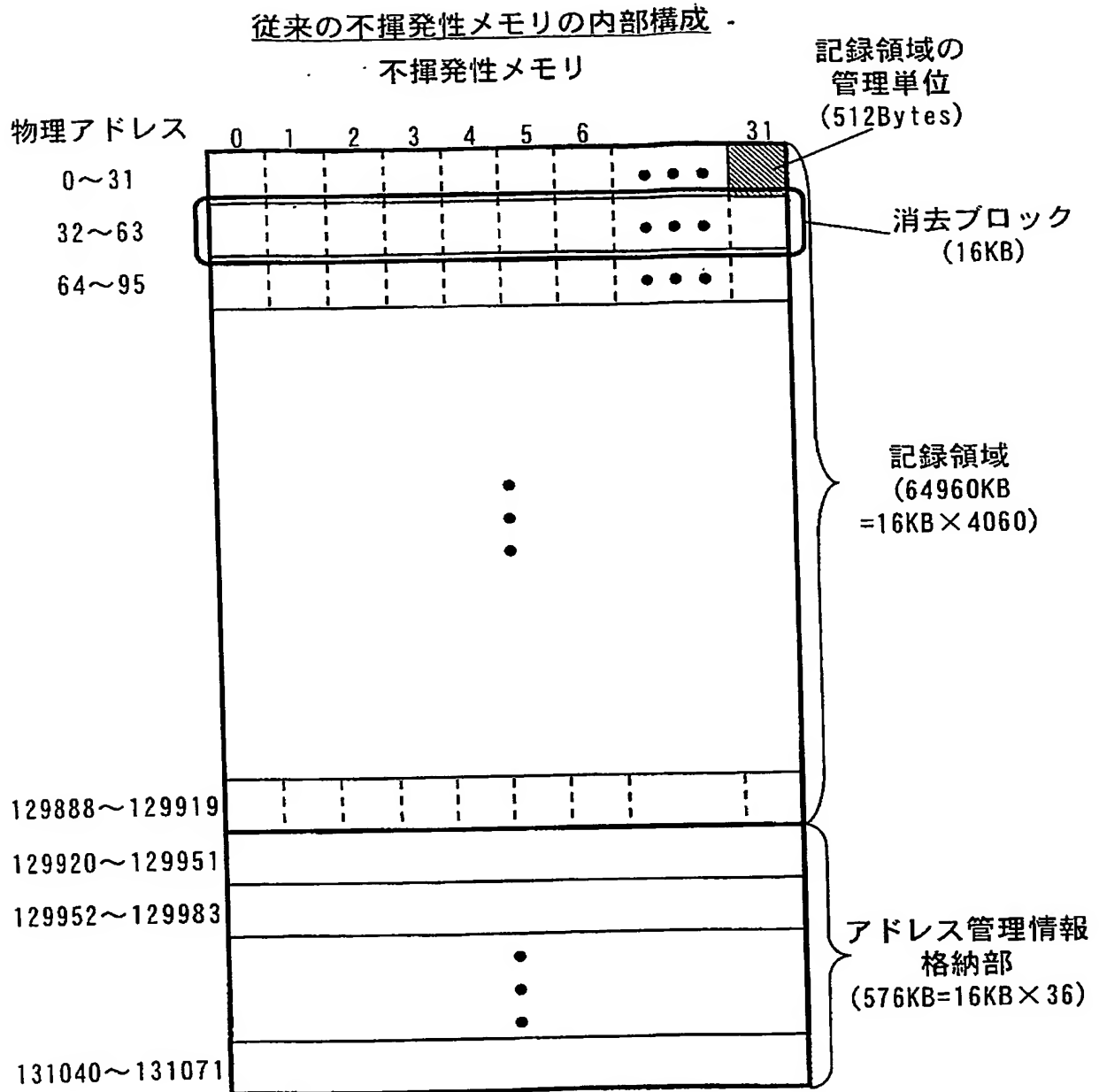
【図5】



【図6】



【図 7】



【図 8】

従来のアドレス管理情報(初期状態)

論物変換テーブル

対応する物理アドレス

		論理アドレス(下位9ビット)							
		0	1	2	3	4	...	30	31
論理 アドレス	0~31	0	1	2	3	4		30	31
	32~63	32	33	34	35	36		62	63
	64~95	64	65	66	67	68		94	95
	96~127	96	97	98	99	100		126	127
	128~159	-	-	-	-	-	...	-	-
	160~191	-	-	-	-	-		-	-
	192~223	-	-	-	-	-		-	-
	224~255	-	-	-	-	-		-	-

物理アドレスが
割り当てられていない

リンクテーブル

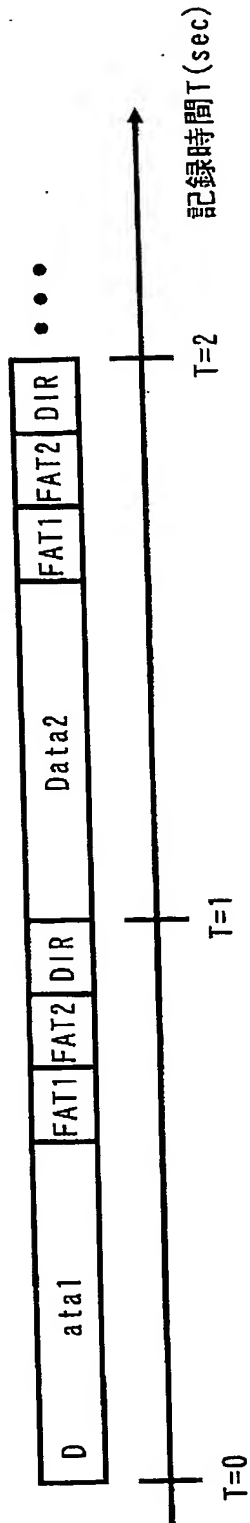
有効ブロック

		物理アドレス(下位9ビット)							
		0	1	2	3	4	...	30	31
物理 アドレ ス	0~31	00	00	00	00	00	...	00	00
	32~63	00	00	00	00	00		00	00
	64~95	00	00	00	00	00		00	00
	96~127	00	00	00	00	00		00	00
	128~159	11	11	11	11	11		11	11
	160~191	11	11	11	11	11		11	11
	192~223	11	11	11	11	11		11	11
	224~255	11	11	11	11	11		11	11
	256~287	11	11	11	11	11		11	11

無効ブロック

00: 有効ブロック
 11: 無効ブロック(消去済み)
 10: 無効ブロック(未消去)

【図 9】



(従来のメモ리카ード/アクセス装置におけるコマンドシーケンス)

1. データ16KB書き込み : Write(addr=128, size=32)
2. FAT1書き込み : Write(addr=32, size=1)
3. FAT2書き込み : Write(addr=34, size=1)
4. DIR書き込み : Write(addr=64, size=1)
5. データ16KB書き込み : Write(addr=160, size=32)
6. FAT1書き込み : Write(addr=32, size=1)
7. FAT2書き込み : Write(addr=34, size=1)
8. DIR書き込み : Write(addr=64, size=1)
9. 以降、同様にデータ、FAT1、FAT2、DIR書き込みを繰り返す

【図10】

1回目のデータ16kB書き込み後の状態

論物変換テーブル

		論理アドレス(下位9ビット)							
		0	1	2	3	4	...	30	31
論理 アドレス	0～31	0	1	2	3	4		30	31
	32～63	32	33	34	35	36		62	63
	64～95	64	65	66	67	68		94	95
	96～127	96	97	98	99	100		126	127
	128～159	128	129	130	131	132	...	158	159
	160～191	-	-	-	-	-		-	-
	192～223	-	-	-	-	-		-	-
	224～255	-	-	-	-	-		-	-

リンクテーブル

		物理アドレス(下位9ビット)							
		0	1	2	3	4	...	30	31
物理 アドレ ス	0~31	00	00	00	00	00		00	00
	32~63	00	00	00	00	00		00	00
	64~95	00	00	00	00	00		00	00
	96~127	00	00	00	00	00		00	00
	128~159	00	00	00	00	00	...	00	00
	160~191	11	11	11	11	11		11	11
	192~223	11	11	11	11	11		11	11
	224~255	11	11	11	11	11		11	11
	256~287	11	11	11	11	11		11	11

【図 11】

FAT1, FAT2, DIR書き込み後の状態

論物変換テーブル

		論理アドレス(下位9ビット)							
		0	1	2	3	4	...	30	31
論理 アドレ ス	0~31	0	1	2	3	4	...	30	31
	32~63	160	33	161	35	36		62	63
	64~95	162	65	66	67	68		94	95
	96~127	96	97	98	99	100		126	127
	128~159	128	129	130	131	132		158	159
	160~191	-	-	-	-	-		-	-
	192~223	-	-	-	-	-		-	-
	224~255	-	-	-	-	-		-	-

リンクテーブル

		物理アドレス(下位9ビット)							
		0	1	2	3	4	...	30	31
物理 アドレ ス	0~31	00	00	00	00	00	...	00	00
	32~63	10	00	10	00	00		00	00
	64~95	10	00	00	00	00		00	00
	96~127	00	00	00	00	00		00	00
	128~159	00	00	00	00	00		00	00
	160~191	00	00	00	11	11		11	11
	192~223	11	11	11	11	11		11	11
	224~255	11	11	11	11	11		11	11
	256~287	11	11	11	11	11		11	11

【図12】

2回目のデータ16kB書き込み後の状態
論物変換テーブル

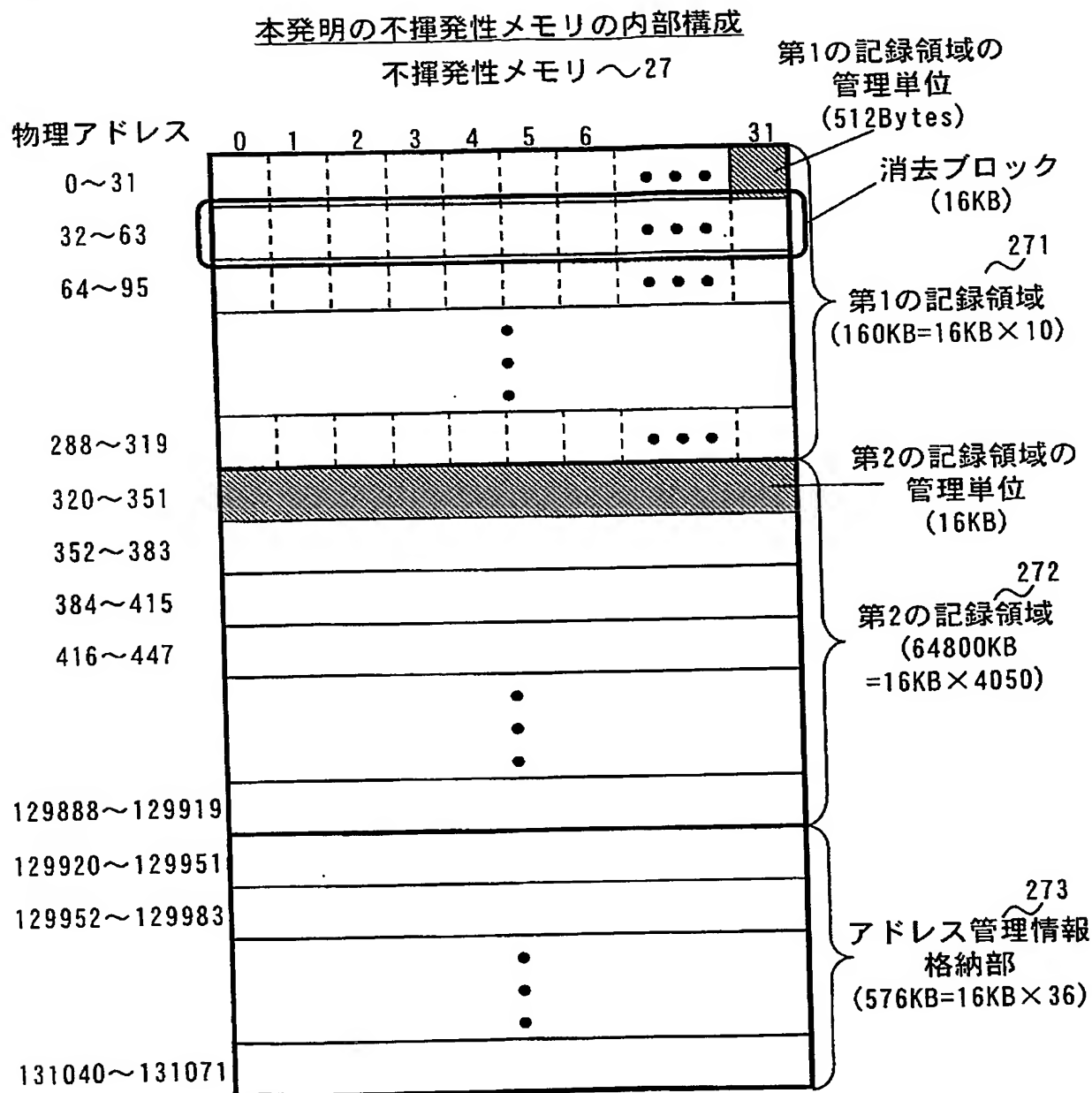
		論理アドレス(下位9ビット)							
		0	1	2	3	4	...	30	31
論理 アドレス	0~31	0	1	2	3	4	...	30	31
	32~63	160	33	161	35	36		62	63
	64~95	162	65	66	67	68		94	95
	96~127	96	97	98	99	100		126	127
	128~159	128	129	130	131	132		158	159
	160~191	163	164	165	166	167		193	194
	192~223	-	-	-	-	-		-	-
	224~255	-	-	-	-	-		-	-

リンクテーブル

		物理アドレス(下位9ビット)							
		0	1	2	3	4	...	30	31
物理 アドレ ス	0~31	00	00	00	00	00		00	00
	32~63	10	00	10	00	00		00	00
	64~95	10	00	00	00	00		00	00
	96~127	00	00	00	00	00		00	00
	128~159	00	00	00	00	00		00	00
	160~191	00	00	00	00	00	...	00	00
	192~223	00	00	00	11	11		11	11
	224~255	11	11	11	11	11		11	11
	256~287	11	11	11	11	11		11	11

FS管理情報と
ユーザデータが混在

【図 13】



【図 14】

本発明のアドレス管理情報(初期状態)

論物変換テーブル

対応する物理アドレス

		論理アドレス(下位9ビット)							
		0	1	2	3	4	...	30	31
論理 アドレ ス	0~31	320	321	322	323	324	...	350	351
	32~63	352	353	354	355	356		382	383
	64~95	384	385	386	387	388		414	415
	96~127	416	417	418	419	420		446	447
	128~159	-	-	-	-	-		-	-
	160~191	-	-	-	-	-		-	-
	192~223	-	-	-	-	-		-	-
	224~255	-	-	-	-	-		-	-

物理アドレスが
割り当てられていない

リンクテーブル

割り当てられていない

アドレス

		物理アドレス(下位9ビット)									
		0	1	2	3	4	...	30	31		
物理 アドレ ス	0~31	11	11	11	11	11	...	11	11	第1の 記録領域用	
	32~63	11	11	11	11	11		11	11		
	64~95	11	11	11	11	11		11	11		
	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮		⋮	⋮		
	320~351	00	00	00	00	00		...	00	00	第2の 記録領域用A
	352~383	00	00	00	00	00			00	00	
	384~415	00	00	00	00	00			00	00	
	416~447	00	00	00	00	00			00	00	
	448~479	11	11	11	11	11			11	11	

第1の
記録領域用

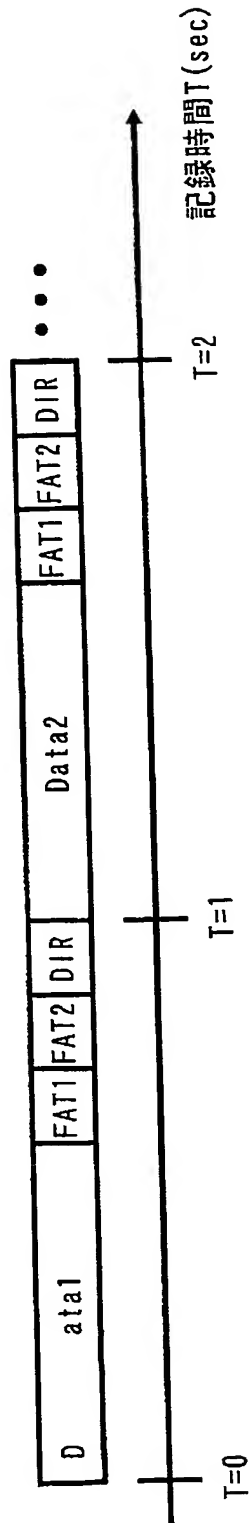
第2の
記録領域用A

無効ブロック

00: 有効ブロック
11: 無効ブロック(消去済み)
10: 無効ブロック(未消去)

有効ブロック

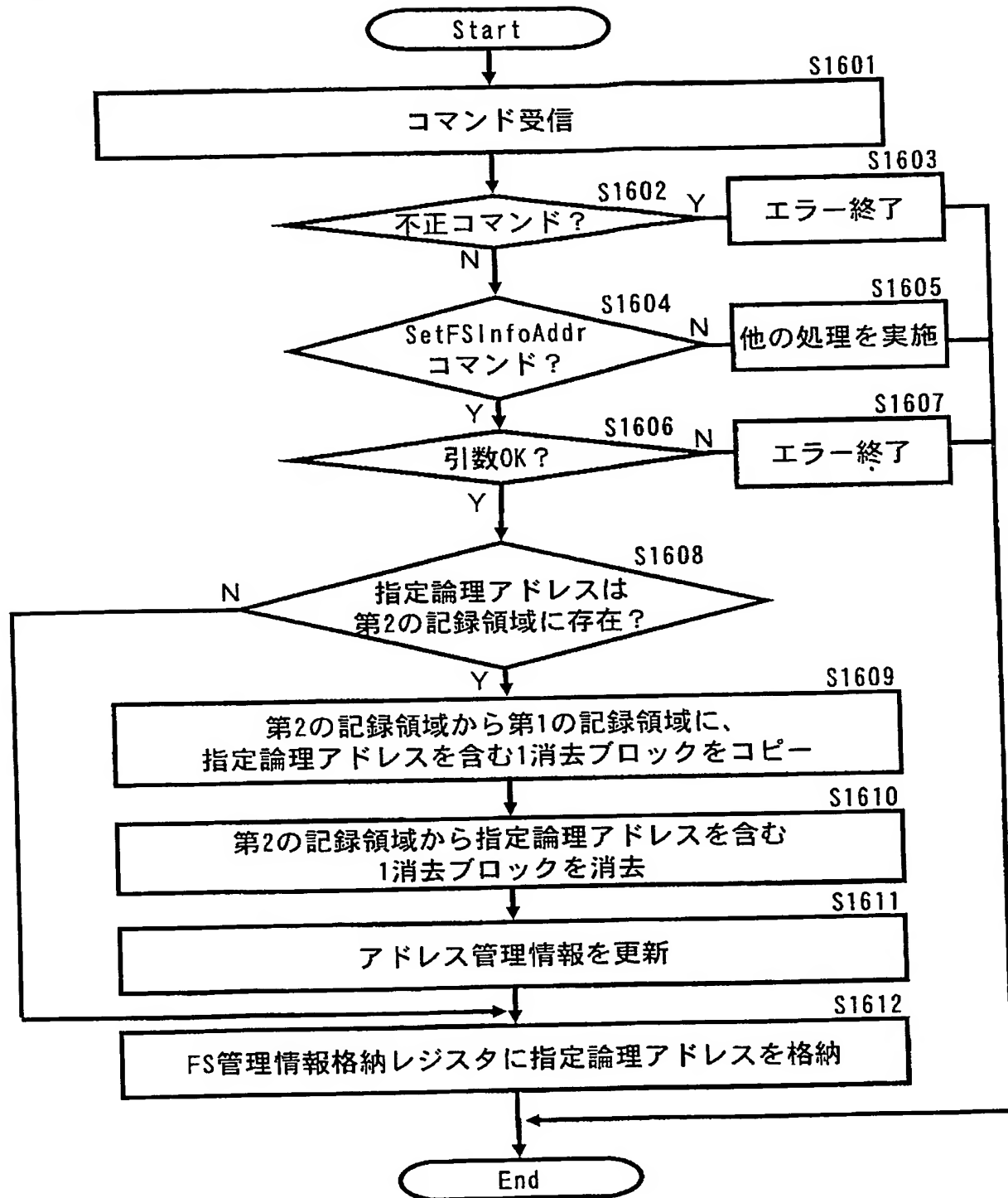
【図 15】



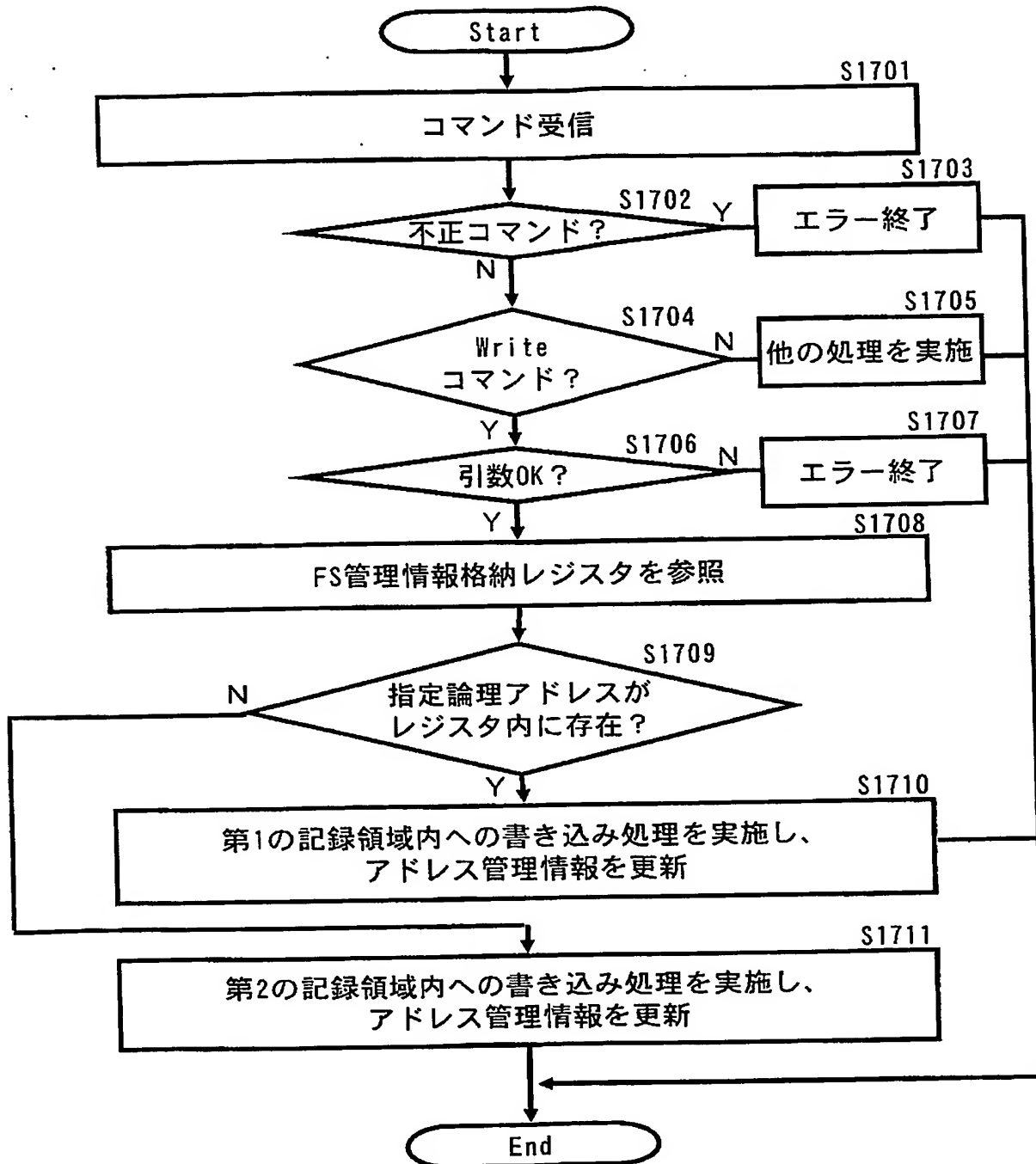
(本発明のメモリカード/アクセス装置におけるコマンドシーケンス)

1. ファイルシステム管理情報の位置情報設定 (FAT1) : SetFSInfoAddr (addr=32, size=1)
2. ファイルシステム管理情報の位置情報設定 (FAT2) : SetFSInfoAddr (addr=34, size=1)
3. ファイルシステム管理情報の位置情報設定 (FAT3) : SetFSInfoAddr (addr=64, size=1)
4. データ16KB書き込み : Write (addr=128, size=32)
5. FAT1書き込み : Write (addr=32, size=1)
6. FAT2書き込み : Write (addr=34, size=1)
7. DIR書き込み : Write (addr=64, size=1)
8. データ16KB書き込み : Write (addr=160, size=32)
9. FAT1書き込み : Write (addr=32, size=1)
10. FAT2書き込み : Write (addr=34, size=1)
11. DIR書き込み : Write (addr=64, size=1)
12. 以降、同様にデータ、FAT1、FAT2、DIR書き込みを繰り返す

【図1.6】



【図17】



【図 18】

SetFSInfoAddrコマンドを3回実行した後の状態
論物変換テーブル

		論理アドレス(下位9ビット)							
		0	1	2	3	4	...	30	31
論理 アドレ ス	0~31	320	321	322	323	324	...	350	351
	32~63	0	1	2	3	4		30	31
	64~95	32	33	34	35	36		62	63
	96~127	416	417	418	419	420		446	447
	128~159	-	-	-	-	-		-	-
	160~191	-	-	-	-	-		-	-
	192~223	-	-	-	-	-		-	-
	224~255	-	-	-	-	-		-	-

リンクテーブル

		物理アドレス(下位9ビット)								
		0	1	2	3	4	...	30	31	
物理 アドレ ス	0~31	00	00	00	00	00	...	00	00	
	32~63	00	00	00	00	00		00	00	
	64~95	11	11	11	11	11		11	11	
	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮		⋮	⋮	
	320~351	00	00	00	00	00		00	00	
	352~383	11	11	11	11	11		11	11	
	384~415	11	11	11	11	11		11	11	
	416~447	00	00	00	00	00		00	00	
	448~479	11	11	11	11	11		11	11	

第1の
記録領域用

第2の
記録領域用

【図19】

1回目のデータ16kB書き込み後の状態
論物変換テーブル

		論理アドレス(下位9ビット)							
		0	1	2	3	4	...	30	31
論理 アドレ ス	0~31	320	321	322	323	324	...	350	351
	32~63	0	1	2	3	4		30	31
	64~95	32	33	34	35	36		62	63
	96~127	416	417	418	419	420		446	447
	128~159	352	353	354	355	356		382	383
	160~191	-	-	-	-	-		-	-
	192~223	-	-	-	-	-		-	-
	224~255	-	-	-	-	-		-	-

リンクテーブル

		物理アドレス(下位9ビット)								
		0	1	2	3	4	...	30	31	
物理 アドレス	0~31	00	00	00	00	00	...	00	00	第1の 記録領域用
	32~63	00	00	00	00	00		00	00	
	64~95	11	11	11	11	11		11	11	
	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮		⋮	⋮	
	320~351	00	00	00	00	00		00	00	第2の 記録領域用
	352~383	00	00	00	00	00		00	00	
	384~415	11	11	11	11	11		11	11	
	416~447	00	00	00	00	00		00	00	
	448~479	11	11	11	11	11		11	11	

【図 20】

FAT1, FAT2, DIR書き込み後の状態
論物変換テーブル

		論理アドレス(下位9ビット)							
		0	1	2	3	4	...	30	31
論理 アドレ ス	0~31	320	321	322	323	324	...	350	351
	32~63	64	1	65	3	4		30	31
	64~95	66	33	34	35	36		62	63
	96~127	416	417	418	419	420		446	447
	128~159	352	353	354	355	356		382	383
	160~191	-	-	-	-	-		-	-
	192~223	-	-	-	-	-		-	-
	224~255	-	-	-	-	-		-	-

リンクテーブル

		物理アドレス(下位9ビット)								
		0	1	2	3	4	...	30	31	
物理 アドレ ス	0~31	10	00	10	00	00	...	00	00	
	32~63	10	00	00	00	00		00	00	
	64~95	00	00	00	11	11		11	11	
	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮		⋮	⋮	
	320~351	00	00	00	00	00		00	00	
	352~383	00	00	00	00	00		00	00	
	384~415	11	11	11	11	11		11	11	
	416~447	00	00	00	00	00		00	00	
	448~479	11	11	11	11	11		11	11	

第1の
記録領域用

第2の
記録領域用

【図 21】

2回目のデータ16kB書き込み後の状態

論物変換テーブル

		論理アドレス(下位9ビット)							
		0	1	2	3	4	...	30	31
論理 アドレ ス	0~31	320	321	322	323	324	...	350	351
	32~63	64	1	65	3	4		30	31
	64~95	66	33	34	35	36		62	63
	96~127	416	417	418	419	420		446	447
	128~159	352	353	354	355	356		382	383
	160~191	384	385	386	387	388		414	415
	192~223	-	-	-	-	-		-	-
	224~255	-	-	-	-	-		-	-

リンクテーブル

		物理アドレス(下位9ビット)									
		0	1	2	3	4	...	30	31		
物理 アドレ ス	0~31	10	00	10	00	00		00	00	第1の 記録領域用	
	32~63	10	00	00	00	00		00	00		
	64~95	00	00	00	11	11		11	11		
	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮		⋮			
	320~351	00	00	00	00	00		00	00		
	352~383	00	00	00	00	00	...	00	00		
	384~415	00	00	00	00	00		00	00		第2の 記録領域用
	416~447	00	00	00	00	00		00	00		
	448~479	11	11	11	11	11		11	11		

第1の
記録領域用

第2の
記録領域用

FS管理情報とユーザデータが1つの消去ブロックに混在しない

【書類名】 要約書**【要約】**

【課題】 格納データをファイルシステムにより管理しているメモリカードにおいて、ファイルシステム管理情報、ユーザデータの双方に対し高速に書き込みを行うことを可能とする。

【解決手段】 ファイルシステム管理情報の位置、大きさをメモリカード2に通知するFS管理情報通知部18をアクセス装置1に設ける。更にアクセス装置1から取得したファイルシステム管理情報の位置、大きさを保持するFS管理情報格納レジスタ26をメモリカード2に設け、書き込み時においてファイルシステム管理情報とユーザデータを判別し、データ種別に応じて管理方法の異なる2つの記録領域に分離して格納する。これらメモリカード2、アクセス装置1を組み合わせることにより、ファイルシステム管理情報、ユーザデータの双方に対し高速に書き込みを行うことが可能となる。

【選択図】 図1

特願 2 0 0 4 - 1 3 9 5 8 2

出 願 人 履 歴 情 報

識別番号

[0 0 0 0 0 5 8 2 1]

1. 変更年月日
[変更理由]
住 所
氏 名

1 9 9 0 年 8 月 2 8 日
新規登録
大阪府門真市大字門真 1 0 0 6 番地
松下電器産業株式会社

Document made available under the Patent Cooperation Treaty (PCT)

International application number: PCT/JP04/016029

International filing date: 28 October 2004 (28.10.2004)

Document type: Certified copy of priority document

Document details: Country/Office: JP
Number: 2004-139582
Filing date: 10 May 2004 (10.05.2004)

Date of receipt at the International Bureau: 17 March 2005 (17.03.2005)

Remark: Priority document submitted or transmitted to the International Bureau in compliance with Rule 17.1(a) or (b)



World Intellectual Property Organization (WIPO) - Geneva, Switzerland
Organisation Mondiale de la Propriété Intellectuelle (OMPI) - Genève, Suisse